

PCT

WELTORGANISATION FÜR GEISTIGES EIGENTUM
Internationales Büro



INTERNATIONALE ANMELDUNG VERÖFFENTLICHT NACH DEM VERTRAG ÜBER DIE
INTERNATIONALE ZUSAMMENARBEIT AUF DEM GEBIET DES PATENTWESENS (PCT)

(51) Internationale Patentklassifikation ⁷ : H03M 13/23, 13/45	A1	(11) Internationale Veröffentlichungsnummer: WO 00/33467 (43) Internationales Veröffentlichungsdatum: 8. Juni 2000 (08.06.00)
(21) Internationales Aktenzeichen: PCT/DE99/03824 (22) Internationales Anmeldedatum: 1. Dezember 1999 (01.12.99) (30) Prioritätsdaten: 198 55 453.2 1. Dezember 1998 (01.12.98) DE (71) Anmelder (für alle Bestimmungsstaaten ausser US): SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT [DE/DE]; Wittelsbacherplatz 2, D-80333 München (DE). (72) Erfinder; und (75) Erfinder/Anmelder (nur für US): STURM, Thomas [DE/DE]; Schlüsselbergstrasse 16, D-81673 München (DE). (74) Gemeinsamer Vertreter: SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT; Postfach 22 16 34, D-80506 München (DE).		(81) Bestimmungsstaaten: CN, JP, US, europäisches Patent (AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE). Veröffentlicht <i>Mit internationalem Recherchenbericht.</i>
(54) Title: SOFT DECISION DECODING OF A SCHEDULED CONVOLUTIONAL CODE (54) Bezeichnung: SOFT-DECISION-DECODIERUNG EINES TERMINIERTEN FALTUNGSCODES (57) Abstract <p>The invention relates to a method for decoding a predetermined code word in which the code word comprises a plurality of positions with different values. An encoding is carried out especially with the aid of a scheduled convolutional code. A security measure (soft output) for a most probable Boolean value is assigned to each position of the code word by carrying out the assignment based on a Trellis representation. The decoding of the code word is ascertained by assigning the individual positions of the same.</p> (57) Zusammenfassung <p>Es wird ein Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts angegeben, bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt. Eine Encodierung erfolgt dabei insbesondere mit einem terminierten Faltungscode. Jeder Stelle des Codeworts wird ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für einen wahrscheinlichsten Booleschen Wert zugeordnet, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung durchgeführt wird. Durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts wird die Decodierung desselben ermittelt.</p>		

LEDIGLICH ZUR INFORMATION

Codes zur Identifizierung von PCT-Vertragsstaaten auf den Kopfbögen der Schriften, die internationale Anmeldungen gemäss dem PCT veröffentlichen.

AL	Albanien	ES	Spanien	LS	Lesotho	SI	Slowenien
AM	Armenien	FI	Finnland	LT	Litauen	SK	Slowakei
AT	Österreich	FR	Frankreich	LU	Luxemburg	SN	Senegal
AU	Australien	GA	Gabun	LV	Lettland	SZ	Swasiland
AZ	Aserbaidshan	GB	Vereinigtes Königreich	MC	Monaco	TD	Tschad
BA	Bosnien-Herzegowina	GE	Georgien	MD	Republik Moldau	TG	Togo
BB	Barbados	GH	Ghana	MG	Madagaskar	TJ	Tadschikistan
BE	Belgien	GN	Guinea	MK	Die ehemalige jugoslawische Republik Mazedonien	TM	Turkmenistan
BF	Burkina Faso	GR	Griechenland	ML	Mali	TR	Türkei
BG	Bulgarien	HU	Ungarn	MN	Mongolei	TT	Trinidad und Tobago
BJ	Benin	IE	Irland	MR	Mauretanien	UA	Ukraine
BR	Brasilien	IL	Israel	MW	Malawi	UG	Uganda
BY	Belarus	IS	Island	MX	Mexiko	US	Vereinigte Staaten von Amerika
CA	Kanada	IT	Italien	NE	Niger	UZ	Usbekistan
CF	Zentralafrikanische Republik	JP	Japan	NL	Niederlande	VN	Vietnam
CG	Kongo	KE	Kenia	NO	Norwegen	YU	Jugoslawien
CH	Schweiz	KG	Kirgisistan	NZ	Neuseeland	ZW	Zimbabwe
CI	Côte d'Ivoire	KP	Demokratische Volksrepublik Korea	PL	Polen		
CM	Kamerun	KR	Republik Korea	PT	Portugal		
CN	China	KZ	Kasachstan	RO	Rumänien		
CU	Kuba	LC	St. Lucia	RU	Russische Föderation		
CZ	Tschechische Republik	LI	Liechtenstein	SD	Sudan		
DE	Deutschland	LK	Sri Lanka	SE	Schweden		
DK	Dänemark	LR	Liberia	SG	Singapur		
EE	Estland						

Beschreibung

SOFT-DECISION-DECODIERUNG EINES TERMINIERTEN FALTUNGSCODES

Die Erfindung betrifft ein Verfahren und eine Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts.

Bei der Decodierung eines Codeworts, das eine vorgegebene Anzahl Stellen aufweist, sollen die informationstragenden Stellen möglichst vollständig wiederhergestellt werden.

Die Decodierung findet auf der Seite des Empfängers statt, der das Codewort über einen gestörten Kanal empfangen hat. Signale werden insbesondere als Boolesche Werte, bevorzugt unterteilt in $+1$ und -1 , über den Kanal übertragen, erfahren dort eine Störung und werden von einem Demodulator in analoge Werte umgesetzt, die mehr oder weniger stark von den vorgegebenen Booleschen Werten (± 1) abweichen können.

Allgemein wird ausgegangen von K Stellen binärer Information („Informationsbits“) ohne Redundanz $u \in \{\pm 1\}^K$, die von einem Kanalcodierer mittels systematischen Blockcodes oder unsystematischen Blockcodes in ein Codewort $c \in \{\pm 1\}^N$ abgebildet wird. Dabei enthält das Codewort $N - K$ Bits (auch: „Prüfbits“), die als redundante Information zu den N Informationsbits zur Wiederherstellung der Information nach Übertragung über den gestörten Kanal einsetzbar sind.

Der systematische Blockcode fügt zu den N Informationsbits $N - K$ Prüfbits hinzu, die aus den Informationsbits errechnet werden, wobei die Informationsbits selbst unverändert bleiben, wohingegen beim unsystematischen Blockcode die Informationsbits selbst verändert werden, bspw. steckt die Information in einer von einer zur nächsten Stelle durchgeführten Operation. Auch hier sind Prüfbits zur Rekonstruktion der in den Operationen versteckten Information vorgesehen. Nachfolgend wird insbesondere eine technisch bedeutende Variante unsystematischer Blockcodes, die sogenannten terminierten Faltungscodes, betrachtet.

Nun ist es entscheidend von Nachteil, eine Zuordnung des empfangenen Codeworts (mit den mit analogen Werten belegten Stellen) „hart“ zu decodieren, d.h. jede Stelle dem jeweils naheliegendsten Booleschen Wert zuzuordnen, da hierbei wertvolle Information verloren geht.

Die **Aufgabe** der Erfindung besteht darin, eine Decodierung eines vorgegebenen Codeworts zu bestimmen, wobei die Decodierung analoge Werte

(sogenannte „Soft-Outputs“) liefert, die insbesondere in nachfolgenden Decodierverfahren berücksichtigt werden können und somit eine hohe Fehlerkorrektur bei der Übertragung von Codewörtern über einen gestörten Kanal ermöglichen.

Diese Aufgabe wird gemäß den Merkmalen der unabhängigen Patentansprüche gelöst. Weiterbildungen der Erfindung ergeben sich auch aus den abhängigen Ansprüchen.

Zur Lösung der Aufgabe wird ein Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts angegeben, bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt. Eine Encodierung ist dabei insbesondere mit einem terminierten Faltungscode erfolgt. Jeder Stelle des Codeworts wird ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für einen wahrscheinlichsten Booleschen Wert zugeordnet, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt. Durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts wird die Decodierung desselben bestimmt.

Hierbei ist es entscheidend von Vorteil, daß durch die auf der Trellis-Darstellung basierende Zuordnung eine deutliche Komplexitätsreduktion gegenüber einer allgemeinen Darstellung erfolgt, was dazu führt, daß auch in Echtzeit eine Decodierung des Codeworts (Erzeugung der Soft-Outputs an den Stellen des Codeworts) möglich wird.

Eine Weiterbildung besteht darin, daß die Decodiervorschrift für jede Stelle des Codeworts bestimmt ist durch

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)} \right), \quad \text{für } i = 1, \dots, K, \quad (1)$$

wobei

$L(U_i|y)$ ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für die i-te Stelle des zu bestimmenden Codeworts;

y ein zu decodierendes Demodulationsergebnis;

c ein Codewort;

$\Gamma^i(\pm 1)$ sämtliche Codewörter für $u_i = \pm 1$;

σ^2 eine Varianz (Kanalstörung)

bezeichnen.

Eine andere Weiterbildung besteht darin, daß die Gleichung (1) gelöst wird, indem eine Eigenschaft eines bei der Codierung (und entsprechend bei der Decodierung) eingesetzten Faltungscode ausgenutzt wird, die entsprechend

einer bei der Faltung eingesetzten Schieberegisteroperation Zustände bestimmt, aus welchen Zuständen wiederum die Trellis-Darstellung hervorgeht.

Im Rahmen einer zusätzlichen Weiterbildung wird die Trellis-Darstellung in einer vorgegebenen Richtung durchlaufen, um Terme A_m bzw. \tilde{A}_m rekursiv zu berechnen. In diese Berechnungsvorschrift gehen an den Knoten (s, m) der Trellis-Darstellung Knotengewichte $\mu_m(s)$ ein, die durch das Demodulationsergebnis y bestimmt werden. Die Terme A_m und \tilde{A}_m werden beschrieben durch

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{für } m \in \mathbb{N} \quad (2)$$

mit

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N} \quad (3)$$

und einem Startwert

$$A_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst.} \end{cases} \quad (4)$$

Eine detaillierte Erörterung der hier angeführten Beschreibungsformen findet sich auch in der Beschreibung des Ausführungsbeispiels.

Eine Ausgestaltung besteht darin, daß Abbildungen B_m anhand der Trellis-Darstellung ermittelt werden, wobei die Trellis-Darstellung entgegen der vorgegebenen Richtung bearbeitet wird. Der Term B_m wird bestimmt durch

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q, \quad (5)$$

wobei zur Terminierung der Rekursion

$$B_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst} \end{cases} \quad (6)$$

bestimmt wird.

Weiterhin können Terme A_α^i ermittelt werden, indem die Trellis-Darstellung erneut durchlaufen wird, wobei die bereits ermittelten Terme A_m und B_m berücksichtigt werden. Insbesondere werden die Terme A_α^i bestimmt gemäß

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t). \quad (7)$$

In einer weiteren Ausgestaltung werden die K Stellen des decodierten Codeworts bestimmt gemäß

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K. \quad (8)$$

Für die Herleitung wird insbesondere ein AWGN(= Additive Gaussian White Noise)-Kanalmodell eingesetzt. Das vorgestellte Verfahren kann auch für andere Kanalmodelle, insbesondere für im Mobilfunk eingesetzte Kanalmodelle, angewandt werden.

Eine andere Ausgestaltung betrifft den Einsatz des Verfahrens in einem Mobilfunknetz, insbesondere dem GSM-Netz.

Auch ist es eine Weiterbildung, daß nach der Ermittlung der Soft-Outputs eine „harte“ Zuordnung der analogen Werte zu den Booleschen Werten ± 1 erfolgt. Dabei wird jeweils der nächstliegende Boolesche Wert für die Zuordnung des analogen Werts ermittelt.

Die ermittelten Soft-Output-Werte können als Eingabewerte einer weiteren Decodierung bei Verwendung verketteter Codes dienen.

Zur Lösung der Aufgabe wird ferner eine Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts angegeben, bei der eine Prozessoreinheit vorgesehen ist, die derart eingerichtet ist, daß

1. das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
2. jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zuordenbar ist, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt;
3. durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmbar ist.

Diese Anordnung ist insbesondere geeignet zur Durchführung des erfindungsgemäßen Verfahrens oder einer seiner vorstehend erläuterten Weiterbildungen.

Ausführungsbeispiele der Erfindung werden nachfolgend anhand der Zeichnung dargestellt und erläutert.

Es zeigen

Fig.1 eine Darstellung zur digitalen Nachrichtenübertragung;

Fig.2 einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zum Fortschreiten im Trellis-Diagramm unter Betrachtung aller Zustände zur Berechnung von Knotengewichten;

Fig.3 einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zur Ermittlung von Soft-Outputs (allgemeiner Fall);

Fig.4 einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zur Ermittlung von Soft-Outputs (Spezialfall: binärer Zustandsübergang);

Fig.5 eine Prozessoreinheit.

Nachfolgend werden zunächst der Faltungscode, dann die Komplexitätsreduktion bei der Berechnung von Soft-Outputs und schließlich eine algorithmische Umsetzung der Komplexitätsreduktion näher beschrieben.

Terminierter Faltungscode

In der Nachrichtentechnik werden terminierte Faltungscode meist in Verkettung mit weiteren systematischen oder unsystematischen Blockcodes eingesetzt. Insbesondere dient dabei das Decodierungsergebnis eines Faltungsdecoders als Eingabe für einen weiteren Decoder.

Um eine möglichst niedrige Fehlerrate zu gewährleisten, ist es nötig, „weiche“ statt „harte“ Decodierungsentscheidungen bei der Faltungsdecodierung für den weiteren Decoder zu liefern, d.h. ein Tupel von „weichen“ Werten (Soft-Outputs) aus \mathbb{R} zu erzeugen anstatt ein Tupel von „harten“ Booleschen (± 1) Werten. Der Betrag der jeweiligen „weichen“ Entscheidung gibt dann ein Sicherheitsmaß für die Richtigkeit der Entscheidung an.

Abhängig vom Kanalmodell ist eine Berechnung dieser Soft-Outputs nach Gleichung (1) prinzipiell möglich. Allerdings beträgt dabei die numerische Komplexität zur Berechnung eines Soft-Outputs $O(2^K)$, wobei K die Zahl der Nachrichtenbits angibt. Bei realistisch großen K sind diese Formeln also nicht auswertbar, insbesondere, da alle paar Millisekunden erneut ein solches Codewort zu berechnen ist (Echtzeitanforderung).

Eine Konsequenz lag in dem Verzicht auf Soft-Outputs (mit allen Konsequenzen für die Wort- und Bitfehlerraten) bzw. es wurden weniger aufwendige Approximationen zur Bestimmung der Soft-Outputs durchgeführt.

Im folgenden wird eine Möglichkeit für terminierte Faltungscodes angegeben, mit deren Hilfe in einer Trellis-Darstellung diese Komplexität auf $O(K)$ zur Berechnung aller Soft-Outputs reduziert werden kann, d.h. eine exakte Auswertung der Gleichung (1) wird damit möglich.

Nachfolgend werden die Bits des Codes in $\{\pm 1\}$ -Repräsentation dargestellt. Im Vergleich zu einer informationstechnisch oft üblichen $\{0, 1\}$ -Repräsentation korrespondiert -1 mit 1 und 1 mit 0 .

Auf einem Körper $\{\pm 1\}$ sind Addition \oplus und Multiplikation \odot wie folgt definiert:

$$\begin{array}{ll} -1 \oplus -1 = 1 & -1 \odot -1 = -1 \\ -1 \oplus 1 = -1 & -1 \odot 1 = 1 \\ 1 \oplus -1 = -1 & 1 \odot -1 = 1 \\ 1 \oplus 1 = 1 & 1 \odot 1 = 1 \end{array}$$

Die Codierung erfolgt mit Hilfe eines „Schieberegisters“, in welches taktweise Bitblöcke (Eingabeblocks) der Nachrichtenbits (Informationsbits) geschrieben werden. Die Kombination der Bits des Schieberegisters erzeugt dann einen Bitblock des Codeworts. Das Schieberegister ist je mit $+1$ Bits vorbelegt. Zum Abschluß der Codierung (Terminierung) werden Blöcke von Tail-Nullen ($+1$) nachgeschoben. Wie eingangs erwähnt wurde, werden mittels Codierung den Informationsbits Prüfbits zugeordnet, anhand derer Bitfehler korrigiert werden können.

Für die weiteren Ausführungen werden definiert:

$b \in \mathbb{N}$	Anzahl der Eingabebits pro Block
$V := \{\pm 1\}^b$	Menge der Zustandsübergangszeichen
$a \in \mathbb{N}$	Anzahl der Eingabeblocks
$K := a \cdot b$	Anzahl der Nachrichtenbits ohne Tail-Nullen
$k \in \mathbb{N}, k \geq 2$	Blocklänge des Schieberegisters, Eindringtiefe
$L := k \cdot b$	Bitlänge des Schieberegisters
$S := \{\pm 1\}^L$	Menge der Schieberegisterzeichen
$n \in \mathbb{N}$	Anzahl der Ausgabebits pro Block
$Q := a + k - 1$	Anzahl der Zustandsübergänge, Eingabeblocks + Nullen
$N := n \cdot Q$	Anzahl der Codebits
$R := \frac{b}{n}$	Coderate

Hierbei sei angemerkt, daß die Coderate nicht K/N beträgt, da die Nachrichtenbits ohne die Nullen (+1) der Faltungsterminierung gezählt wurden.

Weiterhin seien $s_0 \in S$ und $v_0 \in V$ die jeweiligen Nullelemente, d.h.

$$s_0 = (+1, \dots, +1)^T, \quad v_0 = (+1, \dots, +1)^T. \quad (9)$$

Die Zustandsübergangsfunktion des Schieberegisters sei

$$T : S \times V \rightarrow S, \quad (10)$$

$$(s, v) \mapsto (s^{b+1}, \dots, s^L, v^1, \dots, v^b)^T. \quad (11)$$

Der terminierte Faltungscode wird über die charakterisierenden Teilmengen

$$M_1, \dots, M_n \subseteq \{1, \dots, L\}, \quad (12)$$

definiert (Kombination der Registerbits, alternativ in Polynomdarstellung).

Die Codierung des aktuellen Registerinhaltes erfolgt über

$$C : S \rightarrow \{\pm 1\}^n, \quad (13)$$

$$s \mapsto C(s) \quad \text{mit} \quad C_j(s) := \bigoplus_{i \in M_j} s^i, \quad \text{für } 1 \leq j \leq n. \quad (14)$$

Dabei steht s^i für die i -te Komponente von s .

Die Codierung eines Nachrichtenwortes ist schließlich definiert mittels

$$\varphi : \{\pm 1\}^K \rightarrow \{\pm 1\}^N, \quad (15)$$

$$u \mapsto \begin{pmatrix} C(s_1) \\ \vdots \\ (s_Q) \end{pmatrix}, \quad (16)$$

wobei $s_0 \in S$ der Nullzustand (Nullelement) ist,

$$u = \begin{pmatrix} \nu_1 \\ \vdots \\ \nu_a \end{pmatrix}, \quad \nu_i \in V, \quad 1 \leq i \leq a, \quad (17)$$

$$\nu_i := v_0, \quad a + 1 \leq i \leq Q, \quad (18)$$

und weiter

$$s_i := T(s_{i-1}, \nu_i), \quad 1 \leq i \leq Q. \quad (19)$$

Nach Definition von T ergibt sich

$$s_{Q+1} := T(s_Q, v_0) = s_0. \quad (20)$$

Die Menge aller Codeworte ist demnach

$$\varphi(\{\pm 1\}^K) := \{\varphi(u) \in \{\pm 1\}^N; u \in \{\pm 1\}^K\}. \quad (21)$$

Oft werden anstatt der Mengen M_j Polynome

$$p_j \in \{0, 1\}[D] \quad \text{mit} \quad \deg(p_j) \leq L - 1$$

zur Codedefinition verwendet, d.h.

$$p_j(D) = \sum_{i=0}^{L-1} \gamma_{i,j} D^i, \quad (22)$$

$$\begin{aligned} \text{mit } \gamma_{i,j} \in \{0, 1\} \quad & i = 0, \dots, L - 1, \\ & j = 1, \dots, n. \end{aligned}$$

Es gelten dann für $j = 1, \dots, n$ die Umformungen:

$$M_j = \{i \in \{1, \dots, L\}; \gamma_{L-i,j} = 1\} \quad (23)$$

$$p_j(D) = \sum_{i \in M_j} D^{L-i}. \quad (24)$$

Blockcode-Darstellung

Da ein terminierter Faltungscode ein Blockcode ist, lassen sich die Codebits c_j , $1 \leq j \leq N$, aus den Nachrichtenbits u_i , $1 \leq i \leq K$, mit Indexmengen J_j auch wie folgt darstellen:

$$c_j := \bigoplus_{i \in J_j} u_i, \quad \text{für } 1 \leq j \leq N, \quad (25)$$

wobei

$$J_1, \dots, J_N \subseteq \{1, \dots, K\}. \quad (26)$$

gilt. Die Indexmengen J_j lassen sich direkt aus den obigen Indexmengen M_m der Codedefinition berechnen.

Betrachte

$$j = n(q - 1) + m, \quad q = 1, \dots, Q, \quad m = 1, \dots, n. \quad (27)$$

$$c_j = C_m(s_q) = \bigoplus_{i \in M_m} (s_q)^i = \bigoplus_{i \in M_m} u_{i+b(q-k)}, \quad (28)$$

wobei $u_i := +1$ für $i \notin \{1, \dots, K\}$ gilt.

Ferner gilt

$$c_j = \bigoplus_{i-b(q-k) \in M_m} u_i = \bigoplus_{i \in M_m+b(q-k)} u_i, \quad (29)$$

und somit folgt für $j = 1, \dots, N$

$$\begin{aligned} J_j &= \{1, \dots, K\} \cap (M_m + b(q - k)) \\ &= \{i \in \{1, \dots, K\}; i - b(q - k) \in M_m\}. \end{aligned} \quad (30)$$

Beispiel: SACCH-Faltungscode

Der in der GSM Technical Specification GSM 05.03, Version 5.2.0 (Channel coding), im Abschnitt 4.1.3 beschriebene Faltungscode lautet in obiger Terminologie:

$b = 1$	Anzahl der Eingabebits pro Block
$V = \{\pm 1\}$	Menge der Zustandsübergangszeichen
$a = 224$	Anzahl der Eingabeblocke
$K = 224$	Anzahl der Nachrichtenbits ohne Tail-Nullen
$k = 5$	Blocklänge des Schieberegisters, Eindringtiefe
$L = 5$	Bitlänge des Schieberegisters
$S = \{\pm 1\}^5$	Menge der Schieberegisterzeichen
$n = 2$	Anzahl der Ausgabebits pro Block
$Q = 228$	Anzahl der Zustandsübergänge, Eingabeblocke + Nullen
$N = 456$	Anzahl der Codebits
$R = \frac{1}{2}$	Coderate
$M_1 = \{1, 2, 5\}$	charakterisierende Menge; Polynom: $1 + D^3 + D^4$
$M_2 = \{1, 2, 4, 5\}$	charakterisierende Menge; Polynom: $1 + D + D^3 + D^4$

Soft-Outputs bei einem AWGN-Kanalmodell

Nachfolgend werden insbesondere der Übersicht halber Berechnungsvorschriften zur Ermittlung der Soft-Outputs hergeleitet.

Dazu werden ein Wahrscheinlichkeitsraum (Ω, \mathcal{S}, P) und eine K -dimensionale Zufallsvariable $U : \Omega \rightarrow \{\pm 1\}^K$ mit den Eigenschaften

- Die Komponenten $U_1, \dots, U_K : \Omega \rightarrow \{\pm 1\}$ sind stochastisch unabhängig.
- Für $i = 1, \dots, K$ gilt

$$P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = -1\}) = P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = +1\}). \quad (31)$$

betrachtet.

Fig.1 zeigt eine Darstellung zur digitalen Nachrichtenübertragung. Eine Einheit aus Quelle 201, Quellencodierer 202 und Kryptocodierer 203 bestimmt eine Information $u \in \{\pm 1\}^K$, die als Eingabe für einen (ggf. auch mehrere) Kanalcodierer 204 dient. Der Kanalcodierer 204 erzeugt ein Codewort $c \in \{\pm 1\}^N$, das in einen Modulator 205 eingespeist und über einen gestörten physikalischen Kanal 206 zu einem Empfänger übertragen wird, wo es in einem Demodulator 207 zu einem reellwertigen Codewort $y \in \mathbb{R}^N$ bestimmt wird. Dieses Codewort wird in einem Kanaldecoder 208 in eine reellwertige Information umgesetzt. Gegebenenfalls kann in einem weiteren Decoder auch eine „harte“ Zuordnung zu den Booleschen Werten ± 1 getroffen werden, so daß die empfangene Information in Boolescher Notation vorliegt. Eine Einheit aus Kryptodecoder 209, Quellendecoder 210 und Senke 211 komplettiert den Empfänger. Die beiden Einheiten Kryptocodierer 203 und Kryptodecoder 209 sind dabei optional.

Die zu rekonstruierende Information $u \in \{\pm 1\}^K$ des Kryptocodierers 203 wird als Realisierung der Zufallsvariablen U interpretiert, da beim Empfänger nichts über die Wahl von u bekannt ist.

Die Ausgabe $c \in \{\pm 1\}^N$ des Kanalcodierers 204 ist also eine Realisierung der Zufallsvariablen $\varphi(U)$.

Die Ausgabe $y \in \mathbb{R}^N$ des Demodulators 207 wird als Realisierung der Zufallsvariablen

$$Y : \Omega \rightarrow \mathbb{R}^N, \quad (32)$$

$$\omega \mapsto \varphi(U(\omega)) + Z(\omega), \quad (33)$$

interpretiert, wobei eine Zufallsvariable $Z : \Omega \rightarrow \mathbb{R}^N$ die Kanalstörung auf dem physikalischen Kanal 206 repräsentiert.

Im folgenden wird ein AWGN-Kanalmodell angenommen, d.h. Z ist eine $\mathcal{N}(0, \sigma^2 I_N)$ normalverteilte Zufallsvariable, die stochastisch unabhängig von U bzw. $\varphi(U)$ ist. Die Varianz σ^2 berechnet sich aus dem Verhältnis von Rauschleistungsdichte und mittlerer Energie auf dem Kanal 206 und wird hier als bekannt vorausgesetzt.

Basierend auf einer Realisierung y von Y soll die unbekannte Ausgabe $u \in \{\pm 1\}^K$ des Kryptocodierers rekonstruiert werden. Um die unbekannten Größen u_1, \dots, u_K zu schätzen, wird die Verteilung der Zufallsvariablen U unter der Bedingung, daß y empfangen wurde, untersucht.

Die Tatsache, daß die Zufallsvariable Y eine stetige Zufallsgröße ist, hat zur Folge, daß die Betrachtung von U unter der Bedingung, daß y empfangen wurde ($Y(\hat{\omega}) = y$), äußerst kompliziert ist.

Zunächst wird für $i \in \{1, \dots, K\}$ und $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert

$$\Gamma^i(\alpha) := \{\varphi(u); u \in \{\pm 1\}^K; u_i = \alpha\}. \quad (34)$$

In einem vorbereitenden Schritt werden für $\epsilon > 0$ und unter Beachtung der Injektivität der Codierungsabbildung φ die folgenden Größen betrachtet:

$$\begin{aligned} L_\epsilon(U_i|y) &:= \ln \left(\frac{P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = +1\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})}{P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = -1\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})} \right) \\ &= \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} P(\{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} P(\{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})} \right), \end{aligned} \quad (35)$$

für $i = 1, \dots, K$, wobei $M_{y,\epsilon} := [y_1, y_1 + \epsilon] \times \dots \times [y_N, y_N + \epsilon]$ gilt.

Durch Anwendung des Satzes von Bayes ergibt sich:

$$\begin{aligned} L_\epsilon(U_i|y) &= \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} P(\{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\} \mid \{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\})}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} P(\{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\} \mid \{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\})} \right) \\ &= \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \int_{M_{y,\epsilon}} \exp \left(-\frac{(x-c)^T (x-c)}{2\sigma^2} \right) dx}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \int_{M_{y,\epsilon}} \exp \left(-\frac{(x-c)^T (x-c)}{2\sigma^2} \right) dx} \right). \end{aligned} \quad (36)$$

Wird nun durch mehrfache Verwendung der Regel von L'Hospital der Grenzübergang von $L_\epsilon(U_i|y)$ für $\epsilon \downarrow 0$ betrachtet, so erhält man für jedes Zeichen den Soft-Output $L(U_i|y)$ wie in Gleichung (1).

Da

$$\Gamma^i(+1) \cup \Gamma^i(-1) = \{\pm 1\}^K$$

gilt, sind zur Auswertung von Gleichung (1) insgesamt $O(2^K)$ numerische Operationen notwendig.

Der Vektor $L(U_\bullet|y) \in \mathbb{R}^K$ ist das Ergebnis des Decodierers 208.

Komplexitätsreduktion bei der Bestimmung der Soft-Outputs

Soft-Output-Bestimmung für Faltungscodes

Zunächst werden die speziellen Eigenschaften der terminierten Faltungscodierung zu einer aufgegliederten Darstellung der Soft-Output-Formel (1) eingesetzt.

Es wird zu einer beliebigen aber fest gewählten Ausgabe $y \in \mathbb{R}^N$ des Demodulators 207 die folgende Bewertungsfunktion (eine Viterbi-Metrik) von Codewörtern betrachtet:

$$F : \{\pm 1\}^N \rightarrow \mathbb{R}_0^+, \quad (37)$$

$$c \mapsto \sum_{j=1}^N (y_j - c_j)^2. \quad (38)$$

Für zulässige Codewörter $c \in \{\pm 1\}^N$, d.h., $c \in \varphi(\{\pm 1\}^K)$, läßt sich $F(c)$ mit der Schieberegister-Darstellung wie folgt zerlegen:

$$F(c) = \sum_{q=1}^Q \underbrace{\sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(\tilde{s}_q^c))^2}_{=: \Delta F_q(\tilde{s}_q^c)}, \quad (39)$$

wobei \tilde{s}_q^c für den q -ten Zustand des Schieberegisters bei der (eindeutigen) Erzeugung des Wortes c steht.

Nun wird für $i = 1, \dots, K$ und $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert:

$$A_{\alpha}^i(y) := \sum_{c \in \Gamma^i(\alpha)} \exp \left(-\frac{(y - c)^T (y - c)}{2\sigma^2} \right) = \sum_{c \in \Gamma^i(\alpha)} \prod_{q=1}^Q \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(\tilde{s}_q^c) \right). \quad (40)$$

Damit gilt also für die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K. \quad (41)$$

Nachfolgend werden die Werte $A_{\alpha}^i(y)$ mit Hilfe einer Trellis-Diagramm-Darstellung (auch: Trellis-Diagramm oder Trellis-Darstellung) bestimmt.

Zur Reduktion der Berechnungskomplexität wird in den folgenden Abschnitten wie folgt vorgegangen:

- Verallgemeinerung von A_{α}^i durch Abbildungen \tilde{A}_m .
- Rekursive Darstellung von \tilde{A}_m durch Abbildungen A_m , deren Werte mit einem „Von-Links-nach-Rechts“-Durchlauf eines Trellis-Diagramms berechnet werden.
- Umkehrung der Rekursion durch Abbildungen B_m , deren Werte mit einem „Von-Rechts-nach-Links“-Durchlauf eines Trellis-Diagramms berechnet werden.
- Gemeinsame Berechnung aller A_{α}^i mittels eines weiteren Trellis-Diagramm-Durchlaufs unter Verwendung von A_m und B_m .

Als Trellis-Diagramm wird hier eine Menge

$$\mathcal{T} = \{(s, q); s \in S, q = 0, \dots, Q + 1\} \quad (42)$$

benannt. Die Elemente (s, q) dieser Menge werden auch als Knoten im Trellis-Diagramm bezeichnet, wobei s einen Zustand darstellt und q als dynamischer Wert (insbesondere die Zeit) angesehen wird.

Allgemeine rekursive Darstellung

Zunächst sind einige Definitionen nötig, um die A_α^i in einer verallgemeinerten Form darzustellen, die eine spätere Umformung erlaubt. Deshalb wird bestimmt

$$s_1^u := T(s_0, u_1), \quad u \in V^m = V \times \dots \times V, \quad m \geq 1, \quad (43)$$

$$s_j^u := T(s_{j-1}^u, u_j) \quad u \in V^m, \quad m \geq j > 2, \quad (44)$$

d.h., s_j^u repräsentiert den Zustand des Schieberegisters nach j Shifts des Registers mit den Eingabezeichen u_1, \dots, u_j .

Weiterhin werden Mengen $V_j \subseteq V$, $j \in \mathbb{N}$, die die zulässigen Zustandsübergangszeichen im j -ten Schritt enthalten, betrachtet. Ferner werden Produktmengen definiert zu

$$U_m := V_1 \times \dots \times V_m \subseteq V^m, \quad m \in \mathbb{N}, \quad (45)$$

d.h., U_m enthält die ersten m Komponenten der zulässigen Eingabeworte.

Für $q \in \mathbb{N}$ werden Abbildungen

$$\mu_q : S \rightarrow \mathbb{R} \quad (46)$$

betrachtet, und für $m \in \mathbb{N}$ und Eingabewortmengen $U_m \subseteq V^m$ werden Abbildungen definiert

$$\tilde{A}_m : \wp(S) \rightarrow \mathbb{R}, \quad (47)$$

$$E \mapsto \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u \in E)}} \prod_{j=1}^m \mu_j(s_j^u), \quad (48)$$

d.h. es wird über alle zulässigen Eingabeworte summiert, deren Schieberegister einen Endzustand in E erreicht. Falls es keine solchen Eingabeworte gibt, so ist die Summe über eine leere Indexmenge zu 0 bestimmt.

Zusätzlich wird eine Abbildung bestimmt zu

$$W : S \times \wp(V) \rightarrow \wp(S), \quad (49)$$

$$(t, \hat{V}) \mapsto \left\{ s \in S; \exists \hat{v} \in \hat{V} \ni T(s, \hat{v}) = t \right\}, \quad (50)$$

d.h., W bildet (t, \hat{V}) in die Menge aller Zustände ab, die den Zustand t mit einem Übergangszeichen aus \hat{V} erreichen können.

Es gilt für $m \geq 2$, $E \subseteq S$

$$\begin{aligned}
 \tilde{A}_m(E) &= \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u \in E)}} \prod_{j=1}^m \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u = s)}} \prod_{j=1}^m \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \mu_m(s) \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u = s)}} \prod_{j=1}^{m-1} \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \mu_m(s) \sum_{\substack{(u \in U_{m-1}) \\ \wedge (s_{m-1}^u \in W(s, V_m))}} \prod_{j=1}^{m-1} \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \mu_m(s) \tilde{A}_{m-1}(W(s, V_m)). \tag{51}
 \end{aligned}$$

Bei der Umformung im vorletzten Schritt ist zu beachten, daß es **genau ein** Übergangszeichen $v \in V_m$ gibt mit $T(s_{m-1}^u, v) = s$, wenn s_{m-1}^u in $W(s, V_m)$ liegt, d.h., es sind keine Vielfachheiten zu beachten.

Nun betrachte man für $m \geq 2$ Abbildungen

$$A_m : S \rightarrow \mathbb{R}, \tag{52}$$

$$s \mapsto \mu_m(s) \tilde{A}_{m-1}(W(s, V_m)). \tag{53}$$

Somit läßt sich für $m \geq 3$ eine Rekursionsformel ableiten:

$$\begin{aligned}
 A_m(s) &= \mu_m(s) \tilde{A}_{m-1}(W(s, V_m)) \\
 &= \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} \mu_{m-1}(t) \tilde{A}_{m-2}(W(t, V_{m-1})) \\
 &= \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t). \tag{54}
 \end{aligned}$$

Weiter gilt:

$$\begin{aligned}
 A_2(s) &= \mu_2(s) \tilde{A}_1(W(s, V_2)) \\
 &= \mu_2(s) \sum_{\substack{(u \in U_1) \\ \wedge (s_1^u \in W(s, V_2))}} \mu_1(s_1^u) \\
 &= \mu_2(s) \sum_{t \in W(s, V_2)} \mu_1(t) \delta_{s_0 \in W(t, V_1)} \\
 &= \mu_2(s) \underbrace{\sum_{t \in W(s, V_2)} \mu_1(t) \sum_{i \in W(t, V_1)} \underbrace{\delta_{i=s_0}}_{=: A_0(i)}}_{=: A_1(t)} \quad (55)
 \end{aligned}$$

Zusammenfassend gilt also für $s \in S$, $E \subseteq S$:

$$A_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{für } s = s_0, \\ 0, & \text{sonst} \end{cases}, \quad (56)$$

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}, \quad (57)$$

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}. \quad (58)$$

Die Mengen $W(s, V_m)$ können konstruktiv dargestellt werden. Dazu werden zwei weitere Abbildungen betrachtet. Es wird definiert

$$\tau : S \rightarrow V, \quad (59)$$

$$s = (s^1, \dots, s^L)^\top \mapsto (s^{L-b+1}, \dots, s^L)^\top, \quad (60)$$

d.h., wenn der Zustand s Ergebnis eines Zustandsübergangs ist, so war $\tau(s)$ das zugehörige Zustandsübergangszeichen.

Weiter wird definiert

$$\hat{T} : V \times S \rightarrow S, \quad (61)$$

$$(v, s) \mapsto (v^1, \dots, v^b, s^1, \dots, s^{L-b})^\top, \quad (62)$$

d.h. \hat{T} dreht die Richtung der Schieberegisteroperation um.

Es gilt dann

$$T(\hat{T}(v, s), \tau(s)) = s, \quad \text{für alle } s \in S, v \in V \quad (63)$$

und für alle $t \in S$ und $\hat{V} \subseteq V$ gilt ferner

$$\begin{aligned} W(t, \hat{V}) &= \{s \in S; \exists \hat{v} \in \hat{V} \ni T(s, \hat{v}) = t\} \\ &= \begin{cases} \{\hat{T}(v, t); v \in V\}, & \text{falls } \tau(t) \in \hat{V}, \\ \emptyset, & \text{sonst.} \end{cases} \end{aligned} \quad (64)$$

Die Rekursionsformel (57) für $A_m(s)$ läßt sich also wie folgt konstruktiv aufschreiben:

$$\begin{aligned} A_m(s) &= \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t) \\ &= \begin{cases} \mu_m(s) \sum_{v \in V} A_{m-1}(\hat{T}(v, s)), & \text{falls } \tau(s) \in V_m, \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \end{aligned} \quad (65)$$

Es sei vermerkt, daß in diesem Abschnitt keinerlei Einschränkungen an die Menge V der Zustandsübergangszeichen und an die Mengen $V_j \in \wp(V)$ gemacht wurden.

Rekursionsumkehrung

Im folgenden wird eine Rekursion in „umgekehrter Richtung“ gegenüber der obigen Rekursion beschrieben. Diese neue Rekursion wird mit Hilfe der Rekursionsformel (57) für $A_m(s)$ definiert.

Dazu sei

$$T(t, \hat{V}) := \{T(t, \hat{v}); \hat{v} \in \hat{V}\}, \quad \text{für } t \in S, \hat{V} \subseteq V \quad (66)$$

und für $M \in \mathbb{N}$, $0 \leq m \leq Q$ betrachtet man Abbildungen

$$B_m : S \rightarrow \mathbb{R}, \quad (67)$$

mit folgender rekursiver Eigenschaft:

$$\begin{aligned}
 \sum_{s \in S} A_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) &= \\
 &= \sum_{s \in S} \mu_m(s) \sum_{\hat{t} \in W(s, V_m)} A_{m-1}(\hat{t}) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) \\
 &= \sum_{\hat{t} \in S} \sum_{s \in T(\hat{t}, V_m)} \mu_m(s) A_{m-1}(\hat{t}) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) \\
 &= \sum_{\hat{t} \in S} A_{m-1}(\hat{t}) \sum_{s \in T(\hat{t}, V_m)} \underbrace{\mu_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t)}_{=: B_{Q-m+1}(s)},
 \end{aligned}$$

d.h.

$$\sum_{s \in S} A_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) = \sum_{s \in S} A_{m-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_m)} B_{Q-m+1}(t). \quad (68)$$

Durch mehrfache Anwendung der Gleichung (68) ergibt sich für ein beliebiges $j \in \{1, \dots, m+1\}$

$$\sum_{s \in S} A_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j)} B_{Q-j+1}(t). \quad (69)$$

Nach obiger Definition lautet also die Rekursionsformel

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q. \quad (70)$$

Zur Terminierung der Rekursion werden definiert

$$B_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{für } s = s_0, \\ 0, & \text{sonst} \end{cases} \quad (71)$$

Mit dieser Terminierung und den Gleichungen (58) sowie (69) läßt sich

$$\tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1}))$$

für $V_{Q+1} := \{v_0\}$ und mit einem beliebigen $j \in \{1, \dots, Q+1\}$ wie folgt

darstellen

$$\begin{aligned}
 \tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1})) &= \sum_{s \in W(s_0, V_{Q+1})} A_Q(s) \\
 &= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, \{v_0\})} B_0(t) \\
 &= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q+1})} B_0(t) \\
 &= \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j)} B_{Q-j+1}(t). \tag{72}
 \end{aligned}$$

Bemerkung: Bei der Auswertung von (72) geht V_j nicht in die Berechnung der benötigten A_m bzw. B_m ein.

Berechnung von A_α^i

Mit den Vorarbeiten aus den vorangegangenen Abschnitten läßt sich A_α^i nun auf einfache Weise berechnen.

Hierzu werden definiert:

$$V_j := V, \quad \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \tag{73}$$

$$V_j := \{v_0\}, \quad \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \tag{74}$$

d.h. alle zulässigen Codeworte sind über die Zustände s_j^u mit

$$u \in U_Q = V_1 \times \dots \times V_Q$$

definiert.

Die bei der Berechnung der A_α^i verwendeten Codeworte sind durch $u_i = \alpha$ eingeschränkt. Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $i \in \{1, \dots, K\}$ gibt es genau ein $j \in \{1, \dots, a\}$ und genau ein $\hat{i} \in \{1, \dots, n\}$ mit

$$i = (j-1) \cdot n + \hat{i}. \tag{75}$$

Ferner werden für eine beliebige aber feste Wahl von $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert:

$$V_j^i(\alpha) := \{v \in V; v_i = \alpha\} \tag{76}$$

$$U_Q^i(\alpha) := V_1 \times \dots \times V_{j-1} \times V_j^i(\alpha) \times V_{j+1} \times \dots \times V_Q \subset U_Q, \tag{77}$$

d.h., die Codeworte aus $\Gamma^i(\alpha)$ sind über die Zustände s_j^u mit $u \in U_Q^i(\alpha)$ bestimmt.

Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\mu_q : S \rightarrow \mathbb{R}, \quad (78)$$

$$s \mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right). \quad (79)$$

Nach Definition des Faltungscodes gilt für alle s_Q^u mit $u \in U_Q$

$$s_{Q+1}^u = T(s_Q^u, u_{Q+1}) = s_0, \quad u_{Q+1} \in V_{Q+1} = \{v_0\}, \quad (80)$$

also

$$s_Q^u \in W(s_0, V_{Q+1}). \quad (81)$$

Damit gilt unter Beachtung von Gleichung (72)

$$\begin{aligned} A_\alpha^i(y) &= \sum_{c \in \Gamma^i(\alpha)} \prod_{q=1}^Q \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(\tilde{s}_q^c) \right) \\ &= \sum_{u \in U_Q^i(\alpha)} \prod_{q=1}^Q \mu_q(s_q^u) \\ &= \sum_{\substack{(u \in U_Q^i(\alpha)) \\ \wedge (s_Q^u \in W(s_0, V_{Q+1}))}} \prod_{q=1}^Q \mu_q(s_q^u) \\ &= \tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1})) \\ &= \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t) \end{aligned} \quad (82)$$

Wichtig ist, daß die benötigten A_m und B_m unabhängig von i und α über U_Q bzw. U_{Q+1} berechnet werden können. Oben war formal $\tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1}))$ über das Hilfskonstrukt $U_Q^i(\alpha)$ bestimmt, welches in der resultierenden expliziten Darstellung aber nicht mehr benötigt wird.

Zusammenfassung der Vorgehensweise:

- Definiere

$$\begin{aligned}
 V_j &:= V, & \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \\
 V_j &:= \{v_0\}, & \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \\
 V_j^i(\alpha) &:= \{v \in V; v_i = \alpha\}, & \text{für } i = (j-1) \cdot n + \hat{i}, \\
 & & \hat{i} \in \{1, \dots, n\}, \\
 & & j \in \{1, \dots, a\}, \alpha \in \{\pm 1\}.
 \end{aligned}$$

- Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\begin{aligned}
 \mu_q &: S \rightarrow \mathbb{R}, \\
 s &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right).
 \end{aligned}$$

- Man berechne

$$\begin{aligned}
 A_m(s), & \quad \text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, a-1\}, \\
 B_m(s), & \quad \text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, Q\},
 \end{aligned}$$

nach den oben angegebenen Rekursionsformeln (57) und (70) und Startwerten $A_0(s)$, $B_0(s)$ mit (56) und (71).

- Man berechne alle A_α^i , $i \in \{1, \dots, K\}$, $\alpha \in \{\pm 1\}$ über

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t). \quad (83)$$

und bestimme die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

Zusammen mit der Rekursionsformel aus dem vorangegangenen Abschnitt können alle $A_\alpha^i(y)$ jetzt gemeinsam mit $O(2^L \cdot Q)$ bzw. $O(K)$ Operationen statt $O(K2^K)$ Operationen berechnet werden.

Erinnerung: $L = k \cdot b$, $Q = a + k - 1$, $K = a \cdot b$, wobei a die Anzahl der Nachrichtenbits ist.

Die numerische Komplexität zur Berechnung der Soft-Outputs ist also von exponentieller Ordnung auf lineare Ordnung verringert worden, wobei a , die Anzahl der Nachrichtenbits, die entscheidende Größe ist.

Spezialfall: Binärer Zustandsübergang ($b = 1$)

Im wichtigen Spezialfall $b = 1$ besteht die Menge V der Zustandsübergangszeichen nur aus den beiden Elementen $+1, -1$. Die GSM-Codes gehören etwa zu diesem weit verbreiteten Spezialfall.

Da in der obigen Beschreibung jetzt $i = j$ und $V_j^i(\alpha) = \{\alpha\}$, vereinfacht sich die Vorgehensweise wie folgt:

- Definiere

$$\begin{aligned} V_j &:= \{\pm 1\}, \quad \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \\ V_j &:= \{+1\}, \quad \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\} \end{aligned}$$

- Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\begin{aligned} \mu_q &: S \rightarrow \mathbb{R}, \\ s &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right). \end{aligned}$$

- Man berechne

$$\begin{aligned} A_m(s), \quad &\text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, a-1\}, \\ B_m(s), \quad &\text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, Q\}, \end{aligned}$$

nach den Rekursionsformeln (57) und (70) und Startwerten $A_0(s), B_0(s)$ mit (56) und (71).

- Man berechne alle $A_\alpha^i, i \in \{1, \dots, K\}, \alpha \in \{\pm 1\}$ über

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{i-1}(s) B_{Q-i+1}(T(s, \alpha)). \quad (84)$$

und bestimme die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

Algorithmische Umsetzung

Man betrachte für die algorithmische Umsetzung das Trellis-Diagramm

$$\mathcal{T} = \{(s, q); s \in S, q = 0, \dots, Q + 1\}$$

und die Abbildungen

- Knotengewichte im Zustand s des Trellis-Segments q

$$\begin{aligned} \mu : \mathcal{T} &\rightarrow \mathbb{R}, \\ (s, q) &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right) \end{aligned}$$

- Teilsummen 'A' im Zustand s des Trellis-Segments q

$$\begin{aligned} A : \mathcal{T} &\rightarrow \mathbb{R}, \\ (s, q) &\mapsto A(s, q) \end{aligned}$$

- Teilsummen 'B' im Zustand s des Trellis-Segments $Q - q + 1$

$$\begin{aligned} B : \mathcal{T} &\rightarrow \mathbb{R}, \\ (s, q) &\mapsto B(s, q) \end{aligned}$$

Die Abbildungen werden nur auf den sinnvollen Teilmengen des Definitionsbereiches ausgewertet.

Fig.2 zeigt einen Algorithmus in Pseudocode-Notation, der ein Fortschreiten im Trellis-Diagramm unter Betrachtung aller Zustände zur Berechnung der Knotengewichte darstellt. Der Algorithmus veranschaulicht die obigen Ausführungen und ist aus sich heraus verständlich. Da der Wert von $\Delta F_q(s)$ nur mittelbar vom Zustand s abhängt und direkt mit $C(s)$ gebildet wird, gilt

$$|\{\Delta F_q(s); s \in S\}| \leq \min \{2^L, 2^n\},$$

d.h., für $n < L$ haben viele der obigen $\mu(s, q)$ den gleichen Wert. Abhängig vom speziellen Code läßt sich $\mu(s, q)$ in der Implementierung also mit weitaus weniger Operationen bestimmen.

Fig.3 und **Fig.4** zeigen je einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zur Ermittlung von Softoutputs. Fig.3 bezieht sich auf den allgemeinen Fall und Fig.4 auf den Spezialfall für den binären Zustandsübergang ($b = 1$). Beide

Algorithmen veranschaulichen die obigen Ausführungen und sind aus sich heraus verständlich.

Bei geeigneter Implementierungsdarstellung von V bzw. $V_j^i(\alpha)$, etwa als Teilmengen von N , lassen sich die obigen Iterationen $v \in V$ und $s \in S$ als gewöhnliche Programmschleifen implementieren. Vorkommende Indizes wie etwa $k - 1 + q$ werden bei der Implementierung natürlich nur einmal berechnet und nicht bei jedem Auftreten, wie es hier zur besseren Übersicht aufgeschrieben ist.

In **Fig.5** ist eine Prozessoreinheit PRZE dargestellt. Die Prozessoreinheit PRZE umfaßt einen Prozessor CPU, einen Speicher SPE und eine Input/Output-Schnittstelle IOS, die über ein Interface IFC auf unterschiedliche Art und Weise genutzt wird: Über eine Grafikschnittstelle wird eine Ausgabe auf einem Monitor MON sichtbar und/oder auf einem Drucker PRT ausgegeben. Eine Eingabe erfolgt über eine Maus MAS oder eine Tastatur TAST. Auch verfügt die Prozessoreinheit PRZE über einen Datenbus BUS, der die Verbindung von einem Speicher MEM, dem Prozessor CPU und der Input/Output-Schnittstelle IOS gewährleistet. Weiterhin sind an den Datenbus BUS zusätzliche Komponenten anschließbar, z.B. zusätzlicher Speicher, Datenspeicher (Festplatte) oder Scanner.

Patentansprüche

1. Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts,
 - (a) bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
 - (b) bei dem jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zugeordnet wird, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt;
 - (c) bei dem durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmt wird.
2. Verfahren nach Anspruch 1, bei dem die Berechnungsvorschrift für den Soft-Output-Wert für jede Stelle des Codeworts bestimmt ist durch

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)} \right), \quad \text{für } i = 1, \dots, K,$$

wobei
 $L(U_i|y)$ ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für die i-te Stelle des zu bestimmenden Codeworts;
 y ein zu decodierendes Demodulationsergebnis;
 c ein Codewort;
 $\Gamma^i(\pm 1)$ sämtliche Codewörter für $u_i = \pm 1$;
 σ^2 eine Varianz (Kanalstörung)
 bezeichnen.

3. Verfahren nach Anspruch 2, bei dem die Decodiervorschrift gelöst wird, indem eine Eigenschaft eines Faltungscodes ausgenutzt wird, aus der hervorgeht, daß entsprechend einer Schieberegisteroperation Zustände bestimmt werden, aus denen wiederum die Trellis-Darstellung hervorgeht.
4. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche, bei dem die Trellis-Darstellung in vorgegebener Richtung bearbeitet wird, wobei ein Term \tilde{A}_m durch Abbildungen A_m rekursiv ermittelt wird.

5. Verfahren nach Anspruch 4,
bei dem Abbildungen B_m anhand der Trellis-Darstellung bestimmt werden, wobei die Trellis-Darstellung entgegen der vorgegebenen Richtung durchlaufen wird.
6. Verfahren nach einem der Ansprüche 4 oder 5,
bei dem Terme A_α^i ermittelt werden, indem die Trellis-Darstellung erneut durchlaufen wird, wobei die bereits ermittelten Terme A_m und B_m berücksichtigt werden.
7. Verfahren nach einem der Ansprüche 4 bis 6, bei dem der Term \tilde{A}_m bestimmt ist durch

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}$$

mit

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}$$

und einem Startwert

$$A_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst.} \end{cases}$$

8. Verfahren nach einem der Ansprüche 5 bis 7,
bei dem der Term B_m bestimmt ist durch

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q,$$

wobei zur Terminierung der Rekursion

$$B_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst} \end{cases}$$

bestimmt wird.

9. Verfahren nach einem der Ansprüche 6 bis 8,
bei dem die Terme A_α^i ermittelt werden durch folgende Beziehung

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t).$$

10. Verfahren nach Anspruch 9,
bei dem die K Stellen des Codeworts bestimmt werden gemäß

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

11. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche,
zum Einsatz in einem Mobilfunknetz.
12. Verfahren nach Anspruch 11;
bei dem das Mobilfunknetz ein GSM-Netz ist.
13. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche,
bei dem die Stellen des decodierten Codeworts in einer weiteren Decodierung einer binären Ergebnis, insbesondere einem Wert +1 oder einem Wert -1 zugeordnet werden, je nachdem welcher Wert näher am Ergebnis der ersten Decodierung liegt.
14. Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts,
bei der eine Prozessoreinheit vorgesehen ist, die derart eingerichtet ist, daß
- (a) das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
 - (b) jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zuordenbar ist, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt;
 - (c) durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmbar ist.



1/4

FIG 1

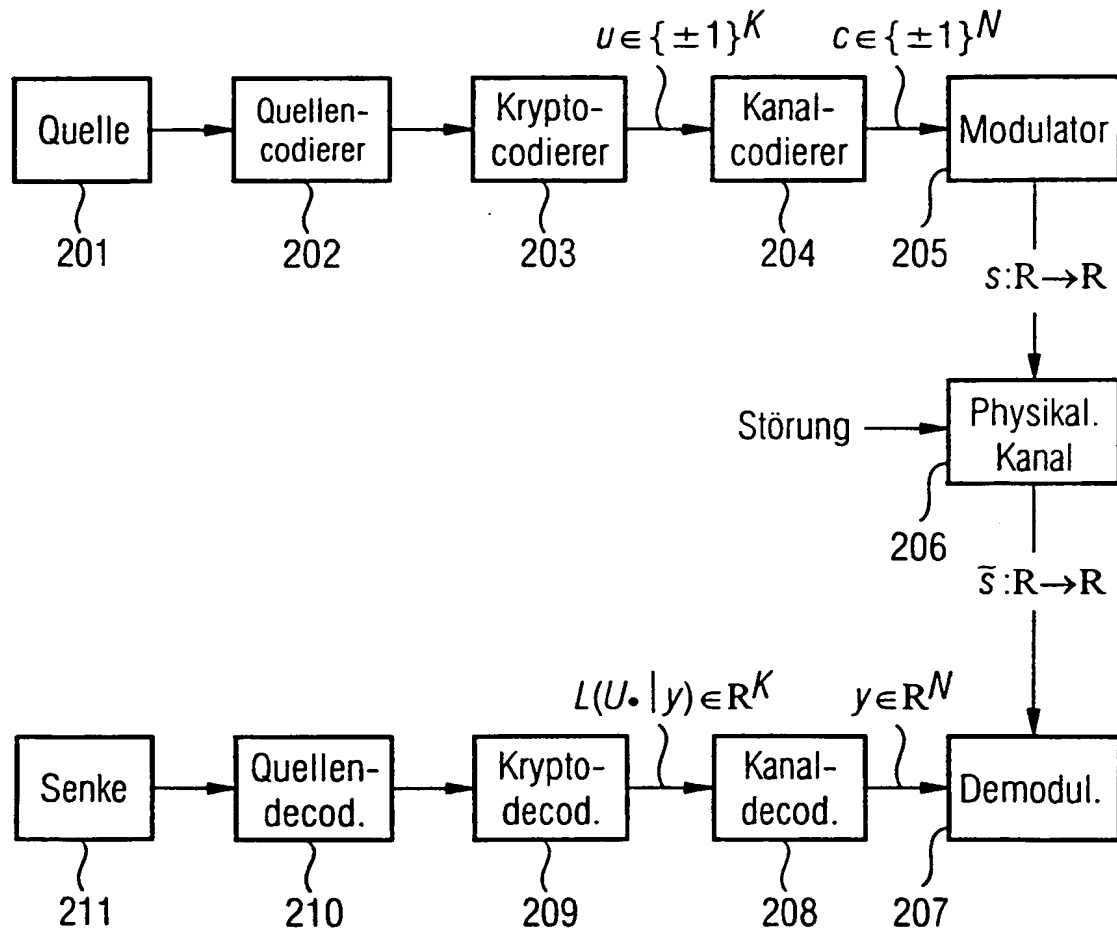
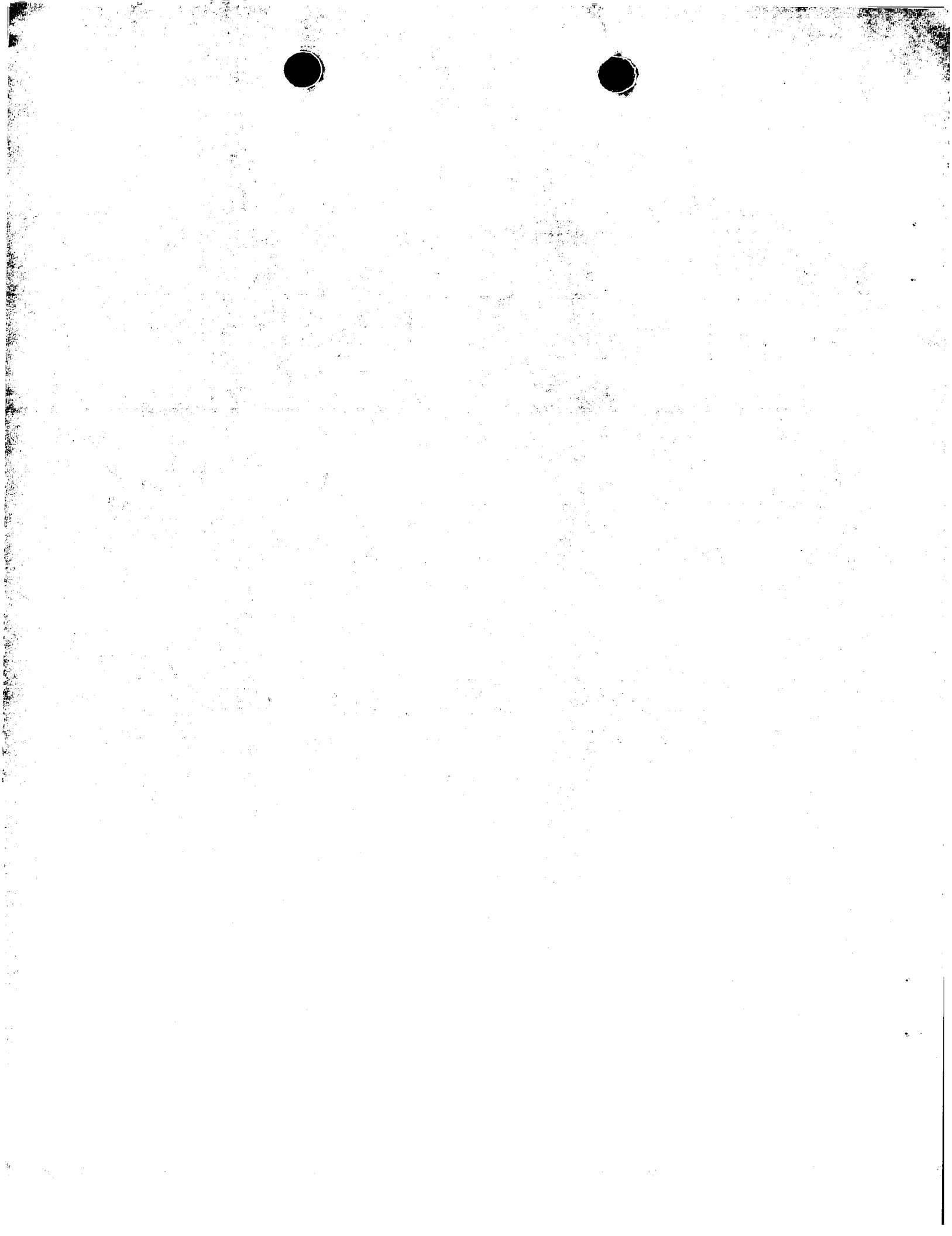


FIG 2

für $q=1, \dots, Q$:

für $s \in S$:

$$\mu(s, q) := \exp \left(\frac{-1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right);$$



2/4

FIG 3

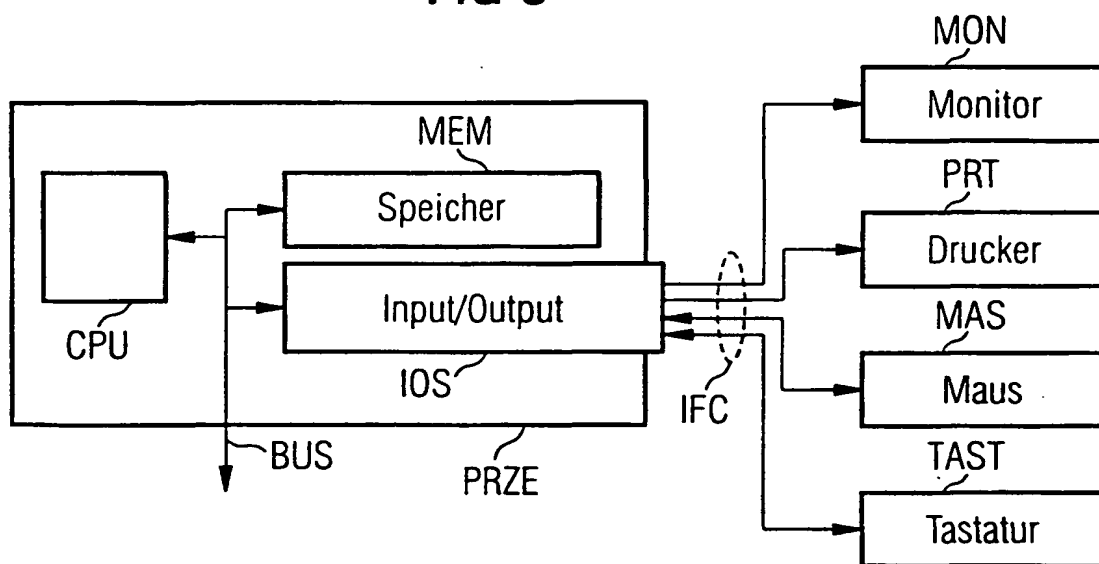
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Vorbelegung</i>
$A(s,0) := 0; B(s,0) := 0;$	
$A(s_0,0) := 1; B(s_0,0) := 1;$	<i>Startzustand</i>
<u>für $q = 1, \dots, k$:</u>	<i>Terminierung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, v_0);$	<i>Nachfolgerzustand</i>
$B(s,q) := \mu(s, Q-(q-1))B(s^+, q-1);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $q = 1, \dots, a-1$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$A(s,q) := A(\hat{T}(v_0, s), q-1);$	<i>Vorbelegung von A</i>
$B(s, k+q) := B(T(s, v_0), k-1+q);$	<i>Vorbelegung von B</i>
<u>für $v \in V \setminus \{v_0\}$</u>	<i>Betrachtung aller Übergänge</i>
$A(s,q) := A(s,q) + A(\hat{T}(v, s), q-1);$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := B(s, k+q) + B(T(s, v_0), k-1+q);$	<i>Berechnung von B</i>
$A(s,q) := \mu(s,q) \cdot A(s,q);$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := \mu(s, a-q) \cdot B(s, k+q);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $i = 1, \dots, a$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
$A_{+1}^i := 0; A_{-1}^i := 0;$	<i>Vorbelegung</i>
$j = 1 + [i/n];$	
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
<u>für $v \in V_j^i(+1)$:</u>	<i>Übergänge</i>
$A_{+1}^i := A_{+1}^i + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
<u>für $v \in V_j^i(-1)$:</u>	<i>Übergänge</i>
$A_{-1}^i := A_{-1}^i + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
$L(U_j y) := \ln(A_{+1}^i / A_{-1}^i);$	<i>i-ter Soft-Output</i>

FIG 4

<u>für $s \in S$:</u>	<i>Vorbelegung</i>
$A(s,0) := 0; B(s,0) := 0;$	
$A(s_0,0) := 1; B(s_0,0) := 1;$	<i>Startzustand</i>
<u>für $q = 1, \dots, k$:</u>	<i>Terminierung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, +1);$	<i>Nachfolgerzustand</i>
$B(s,q) := \mu(s, Q-(q-1))B(s^+, q-1);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $q = 1, \dots, a-1$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$t^+ := \hat{T}(+1, s); t^- := \hat{T}(-1, s);$	<i>Vorgängerzustände</i>
$s^+ := T(s, +1); s^- := T(s, -1);$	<i>Nachfolgerzustände</i>
$A(s,q) := \mu(s,q) \cdot (A(t^+, q-1) + A(t^-, q-1));$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := \mu(s, a-q) \cdot (B(s^+, k-1+q) + B(s^-, k-1+q));$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $i = 1, \dots, a$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
$A_{+1}^i := 0; A_{-1}^i := 0;$	<i>Vorbelegung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, +1); s^- := T(s, -1);$	<i>Nachfolgerzustände</i>
$A_{+1}^i := A_{+1}^{i-1} + A(s, i-1) \cdot B(s^+, Q-i+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
$A_{-1}^i := A_{-1}^{i-1} + A(s, i-1) \cdot B(s^-, Q-i+1);$	<i>Update von A_{-1}^i</i>
$L(U_j y) := \ln(A_{+1}^i / A_{-1}^i);$	<i>i-ter Soft-Output</i>

4/4

FIG 5



This Page Blank (usp..

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Intern Application No
PCT 99/03824

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
IPC 7 H03M13/23 H03M13/45

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
IPC 7 H03M

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	<p>JOERESSEN O J ET AL: "HIGH-SPEED VLSI ARCHITECTURES FOR SOFT-OUTPUT VITERBI DECODING" JOURNAL OF VLSI SIGNAL PROCESSING, NL, KLUWER ACADEMIC PUBLISHERS, DORDRECHT, vol. 8, no. 2, 1 October 1994 (1994-10-01), pages 169-181, XP000483302 ISSN: 0922-5773 page 170, left-hand column, line 8 -page 171, left-hand column, line 28 page 172, left-hand column, line 10 -right-hand column, line 9 page 174, right-hand column, line 1 -page 176, right-hand column, line 10 --- -/--</p>	1-3, 11-14

☒ Further documents are listed in the continuation of box C.

☒ Patent family members are listed in annex.

* Special categories of cited documents :

- "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
- "E" earlier document but published on or after the international filing date
- "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
- "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
- "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

- "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
- "X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
- "Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.
- "&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search

9 March 2000

Date of mailing of the international search report

17.03.00

Name and mailing address of the ISA

European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2
NL - 2280 HV Rijswijk
Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl,
Fax: (+31-70) 340-3016

Authorized officer

Farman, T

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

nal Application No

PCT/DE 99/03824

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category °	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	<p>EP 0 391 354 A (DEUTSCHE FORSCH LUFT RAUMFAHRT) 10 October 1990 (1990-10-10) the whole document</p> <p>-----</p>	<p>1-3, 11-14</p>

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/DE 99/03824

Box I Observations where certain claims were found unsearchable (Continuation of item 1 of first sheet)

This international search report has not been established in respect of certain claims under Article 17(2)(a) for the following reasons:

1. ☐ Claims Nos.:
because they relate to subject matter not required to be searched by this Authority, namely:

2. ☒ Claims Nos.: 4-10
because they relate to parts of the international application that do not comply with the prescribed requirements to such an extent that no meaningful international search can be carried out, specifically:

See supplemental sheet Additional Matter PCT/ISA/210

3. ☐ Claims Nos.:
because they are dependent claims and are not drafted in accordance with the second and third sentences of Rule 6.4(a).

Box II Observations where unity of invention is lacking (Continuation of item 2 of first sheet)

This International Searching Authority found multiple inventions in this international application, as follows:

1. ☐ As all required additional search fees were timely paid by the applicant, this international search report covers all searchable claims.
2. ☐ As all searchable claims could be searched without effort justifying an additional fee, this Authority did not invite payment of any additional fee.
3. ☐ As only some of the required additional search fees were timely paid by the applicant, this international search report covers only those claims for which fees were paid, specifically claims Nos.:

4. ☐ No required additional search fees were timely paid by the applicant. Consequently, this international search report is restricted to the invention first mentioned in the claims; it is covered by claims Nos.:

Remark on Protest

☐
☐

The additional search fees were accompanied by the applicant's protest.

No protest accompanied the payment of additional search fees.

Continuation of Field I.2

Claims Nos. 4-10

Relevant Patent Claims Nos. 4 to 11 are directed at a method which is characterized by variables and formulas which are not sufficiently defined. The use of these variables and formulas appears, in the given context, to lack clarity under the terms of PCT Article 6. It is impossible to compare the parameters selected by the applicant with that which discloses the prior art. This absence of clarity is such that it makes it impossible to conduct a meaningful and complete search. For this reason, the search was restricted to the subject matter of Claims Nos. 1 to 3 and 14, as well as of Claims Nos. 11 to 13 to the extent that they are dependent on Claims Nos. 1 to 3.

The applicant is therefore advised that patent claims or sections of patent claims laid to inventions for which no international search report was drafted normally cannot be the subject of an international preliminary examination (PCT Rule 66.1(e)). Similar to the authority entrusted with the task of carrying out the international preliminary examination, the EPO also does not generally carry out a preliminary examination of subject matter for which no search has been conducted. This is also valid in the case when the patent claims have been amended after receipt of the international search report (PCT Article 19), or in the case when the applicant submits new patent claims pursuant to the procedure in accordance with PCT Chapter II.

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Information on patent family members

Intern Application No

PCT/99/03824

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
EP 0391354 A	10-10-1990	DE 3910739 A	11-10-1990
		JP 2288512 A	28-11-1990
		JP 2533219 B	11-09-1996
		US 5181209 A	19-01-1993

This Page Blank (uspto)

VERTRAG ÜBER DIE INTERNATIONALE ZUSAMMENARBEIT
AUF DEM GEBIET DES PATENTWESENS

PCT

INTERNATIONALER RECHERCHENBERICHT

(Artikel 18 sowie Regeln 43 und 44 PCT)

Aktenzeichen des Anmelders oder Anwalts GR 98P5854P	WEITERES VORGEHEN siehe Mitteilung über die Übermittlung des internationalen Recherchenberichts (Formblatt PCT/ISA/220) sowie, soweit zutreffend, nachstehender Punkt 5	
Internationales Aktenzeichen PCT/DE 99/ 03824	Internationales Anmeldedatum (Tag/Monat/Jahr) 01/12/1999	(Frühestes) Prioritätsdatum (Tag/Monat/Jahr) 01/12/1998
Anmelder SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT et al.		

Dieser internationale Recherchenbericht wurde von der Internationalen Recherchenbehörde erstellt und wird dem Anmelder gemäß Artikel 18 übermittelt. Eine Kopie wird dem Internationalen Büro übermittelt.

Dieser internationale Recherchenbericht umfaßt insgesamt 5 Blätter.

☒ Darüber hinaus liegt ihm jeweils eine Kopie der in diesem Bericht genannten Unterlagen zum Stand der Technik bei.

1. Grundlage des Berichts

- a. Hinsichtlich der **Sprache** ist die internationale Recherche auf der Grundlage der internationalen Anmeldung in der Sprache durchgeführt worden, in der sie eingereicht wurde, sofern unter diesem Punkt nichts anderes angegeben ist.

☐ Die internationale Recherche ist auf der Grundlage einer bei der Behörde eingereichten Übersetzung der internationalen Anmeldung (Regel 23.1 b)) durchgeführt worden.

- b. Hinsichtlich der in der internationalen Anmeldung offenbarten **Nucleotid- und/oder Aminosäuresequenz** ist die internationale Recherche auf der Grundlage des Sequenzprotokolls durchgeführt worden, das

☐ in der internationalen Anmeldung in schriftlicher Form enthalten ist.

☐ zusammen mit der internationalen Anmeldung in computerlesbarer Form eingereicht worden ist.

☐ bei der Behörde nachträglich in schriftlicher Form eingereicht worden ist.

☐ bei der Behörde nachträglich in computerlesbarer Form eingereicht worden ist.

☐ Die Erklärung, daß das nachträglich eingereichte schriftliche Sequenzprotokoll nicht über den Offenbarungsgehalt der internationalen Anmeldung im Anmeldezeitpunkt hinausgeht, wurde vorgelegt.

☐ Die Erklärung, daß die in computerlesbarer Form erfaßten Informationen dem schriftlichen Sequenzprotokoll entsprechen, wurde vorgelegt.

2. ☒ Bestimmte Ansprüche haben sich als nicht recherchierbar erwiesen (siehe Feld I).

3. ☐ Mangelnde Einheitlichkeit der Erfindung (siehe Feld II).

4. Hinsichtlich der Bezeichnung der Erfindung

☐ wird der vom Anmelder eingereichte Wortlaut genehmigt.

☒ wurde der Wortlaut von der Behörde wie folgt festgesetzt:

SOFT-DECISION-DECODIERUNG EINES TERMINIERTEN FALTUNGSCODE

5. Hinsichtlich der Zusammenfassung

☒ wird der vom Anmelder eingereichte Wortlaut genehmigt.

☐ wurde der Wortlaut nach Regel 38.2b) in der in Feld III angegebenen Fassung von der Behörde festgesetzt. Der Anmelder kann der Behörde innerhalb eines Monats nach dem Datum der Absendung dieses internationalen Recherchenberichts eine Stellungnahme vorlegen.

6. Folgende Abbildung der Zeichnungen ist mit der Zusammenfassung zu veröffentlichen: Abb. Nr. _____

☐ wie vom Anmelder vorgeschlagen

☐ weil der Anmelder selbst keine Abbildung vorgeschlagen hat.

☐ weil diese Abbildung die Erfindung besser kennzeichnet.

☒ keine der Abb.

This Page Blank (uspto,

INTERNATIONALER RECHERCHENBERICHT

Inte. des Aktenzeichen

PCT/DE 99/03824

A. KLASSIFIZIERUNG DES ANMELDUNGSGEGENSTANDES
IPK 7 H03M13/23 H03M13/45

Nach der Internationalen Patentklassifikation (IPK) oder nach der nationalen Klassifikation und der IPK

B. RECHERCHIERTE GEBIETE

Recherchierter Mindestprüfstoff (Klassifikationssystem und Klassifikationssymbole)
IPK 7 H03M

Recherchierte aber nicht zum Mindestprüfstoff gehörende Veröffentlichungen, soweit diese unter die recherchierten Gebiete fallen

Während der internationalen Recherche konsultierte elektronische Datenbank (Name der Datenbank und evtl. verwendete Suchbegriffe)

C. ALS WESENTLICH ANGESEHENE UNTERLAGEN

Kategorie*	Bezeichnung der Veröffentlichung, soweit erforderlich unter Angabe der in Betracht kommenden Teile	Betr. Anspruch Nr.
X	<p>JOERESSEN O J ET AL: "HIGH-SPEED VLSI ARCHITECTURES FOR SOFT-OUTPUT VITERBI DECODING" JOURNAL OF VLSI SIGNAL PROCESSING,NL,KLUWER ACADEMIC PUBLISHERS, DORDRECHT, Bd. 8, Nr. 2, 1. Oktober 1994 (1994-10-01), Seiten 169-181, XP000483302 ISSN: 0922-5773 Seite 170, linke Spalte, Zeile 8 -Seite 171, linke Spalte, Zeile 28 Seite 172, linke Spalte, Zeile 10 -rechte Spalte, Zeile 9 Seite 174, rechte Spalte, Zeile 1 -Seite 176, rechte Spalte, Zeile 10 --- -/--</p>	<p>1-3, 11-14</p>

☒ Weitere Veröffentlichungen sind der Fortsetzung von Feld C zu entnehmen

☒ Siehe Anhang Patentfamilie

* Besondere Kategorien von angegebenen Veröffentlichungen :

"A" Veröffentlichung, die den allgemeinen Stand der Technik definiert, aber nicht als besonders bedeutsam anzusehen ist

"E" älteres Dokument, das jedoch erst am oder nach dem internationalen Anmeldedatum veröffentlicht worden ist

"L" Veröffentlichung, die geeignet ist, einen Prioritätsanspruch zweifelhaft erscheinen zu lassen, oder durch die das Veröffentlichungsdatum einer anderen im Recherchenbericht genannten Veröffentlichung belegt werden soll oder die aus einem anderen besonderen Grund angegeben ist (wie ausgeführt)

"O" Veröffentlichung, die sich auf eine mündliche Offenbarung, eine Benutzung, eine Ausstellung oder andere Maßnahmen bezieht

"P" Veröffentlichung, die vor dem internationalen Anmeldedatum, aber nach dem beanspruchten Prioritätsdatum veröffentlicht worden ist

"T" Spätere Veröffentlichung, die nach dem internationalen Anmeldedatum oder dem Prioritätsdatum veröffentlicht worden ist und mit der Anmeldung nicht kollidiert, sondern nur zum Verständnis des der Erfindung zugrundeliegenden Prinzips oder der ihr zugrundeliegenden Theorie angegeben ist

"X" Veröffentlichung von besonderer Bedeutung; die beanspruchte Erfindung kann allein aufgrund dieser Veröffentlichung nicht als neu oder auf erfinderscher Tätigkeit beruhend betrachtet werden

"Y" Veröffentlichung von besonderer Bedeutung; die beanspruchte Erfindung kann nicht als auf erfinderscher Tätigkeit beruhend betrachtet werden, wenn die Veröffentlichung mit einer oder mehreren anderen Veröffentlichungen dieser Kategorie in Verbindung gebracht wird und diese Verbindung für einen Fachmann naheliegend ist

"&" Veröffentlichung, die Mitglied derselben Patentfamilie ist

Datum des Abschlusses der internationalen Recherche

9. März 2000

Absendedatum des internationalen Recherchenberichts

17.03.00

Name und Postanschrift der Internationalen Recherchenbehörde
Europäisches Patentamt, P.B. 5818 Patentaan 2
NL - 2280 HV Rijswijk
Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl,
Fax: (+31-70) 340-3016

Bevollmächtigter Bediensteter

Farman, T

INTERNATIONALER RECHERCHENBERICHT

Internationales Aktenzeichen

T/DE 99/03824

C.(Fortsetzung) ALS WESENTLICH ANGESEHENE UNTERLAGEN

Kategorie*	Bezeichnung der Veröffentlichung, soweit erforderlich unter Angabe der in Betracht kommenden Teile	Betr. Anspruch Nr.
X	EP 0 391 354 A (DEUTSCHE FORSCH LUFT RAUMFAHRT) 10. Oktober 1990 (1990-10-10) das ganze Dokument -----	1-3, 11-14

INTERNATIONALER RECHERCHENBERICHT

Internationales Aktenzeichen
PCT/DE 99/03824

Feld I Bemerkungen zu den Ansprüchen, die sich als nicht recherchierbar erwiesen haben (Fortsetzung von Punkt 2 auf Blatt 1)

Gemäß Artikel 17(2)a wurde aus folgenden Gründen für bestimmte Ansprüche kein Recherchenbericht erstellt:

1. ☐ Ansprüche Nr.
weil sie sich auf Gegenstände beziehen, zu deren Recherche die Behörde nicht verpflichtet ist, nämlich

2. ☒ Ansprüche Nr. 4-10
weil sie sich auf Teile der internationalen Anmeldung beziehen, die den vorgeschriebenen Anforderungen so wenig entsprechen, daß eine sinnvolle internationale Recherche nicht durchgeführt werden kann, nämlich
siehe Zusatzblatt WEITERE ANGABEN PCT/ISA/210

3. ☐ Ansprüche Nr.
weil es sich dabei um abhängige Ansprüche handelt, die nicht entsprechend Satz 2 und 3 der Regel 6.4 a) abgefaßt sind.

Feld II Bemerkungen bei mangelnder Einheitlichkeit der Erfindung (Fortsetzung von Punkt 3 auf Blatt 1)

Die internationale Recherchenbehörde hat festgestellt, daß diese internationale Anmeldung mehrere Erfindungen enthält:

1. ☐ Da der Anmelder alle erforderlichen zusätzlichen Recherchengebühren rechtzeitig entrichtet hat, erstreckt sich dieser internationale Recherchenbericht auf alle recherchierbaren Ansprüche.

2. ☐ Da für alle recherchierbaren Ansprüche die Recherche ohne einen Arbeitsaufwand durchgeführt werden konnte, der eine zusätzliche Recherchengebühr gerechtfertigt hätte, hat die Behörde nicht zur Zahlung einer solchen Gebühr aufgefordert.

3. ☐ Da der Anmelder nur einige der erforderlichen zusätzlichen Recherchengebühren rechtzeitig entrichtet hat, erstreckt sich dieser internationale Recherchenbericht nur auf die Ansprüche, für die Gebühren entrichtet worden sind, nämlich auf die Ansprüche Nr.

4. ☐ Der Anmelder hat die erforderlichen zusätzlichen Recherchengebühren nicht rechtzeitig entrichtet. Der internationale Recherchenbericht beschränkt sich daher auf die in den Ansprüchen zuerst erwähnte Erfindung; diese ist in folgenden Ansprüchen enthalten:

Bemerkungen hinsichtlich eines Widerspruchs

- ☐ Die zusätzlichen Gebühren wurden vom Anmelder unter Widerspruch gezahlt
- ☐ Die Zahlung zusätzlicher Recherchengebühren erfolgte ohne Widerspruch.

WEITERE ANGABEN

PCT/ISA/ 210

Fortsetzung von Feld I.2

Ansprüche Nr.: 4-10

Die geltenden Patentansprüche 4 bis 11 sind auf ein Verfahren gerichtet, das mittels nicht ausreichend definierten Variablen und Formeln gekennzeichnet ist. Die Verwendung dieser Variablen und Formeln muss im gegebenen Zusammenhang als Mangel an Klarheit im Sinne von Art. 6 PCT erscheinen. Es ist unmöglich, die vom Anmelder gewählten Parameter mit dem zu vergleichen, was der Stand der Technik hierzu offenbart. Der Mangel an Klarheit ist derart, daß er eine sinnvolle vollständige Recherche unmöglich macht. Daher wurde die Recherche auf den Gegenstand der Ansprüche 1 bis 3 und 14, sowie 11 bis 13 sofern diese von Ansprüchen 1 bis 3 abhängig sind, beschränkt.

Der Anmelder wird darauf hingewiesen, daß Patentansprüche, oder Teile von Patentansprüchen, auf Erfindungen, für die kein internationaler Recherchenbericht erstellt wurde, normalerweise nicht Gegenstand einer internationalen vorläufigen Prüfung sein können (Regel 66.1(e) PCT). In seiner Eigenschaft als mit der internationalen vorläufigen Prüfung beauftragte Behörde wird das EPA also in der Regel keine vorläufige Prüfung für Gegenstände durchführen, zu denen keine Recherche vorliegt. Dies gilt auch für den Fall, daß die Patentansprüche nach Erhalt des internationalen Recherchenberichtes geändert wurden (Art. 19 PCT), oder für den Fall, daß der Anmelder im Zuge des Verfahrens gemäß Kapitel II PCT neue Patentanprüche vorlegt.

INTERNATIONALE RESEARCHENBERICHT

Angaben zu Veröffentlichungen, die der Patentfamilie gehören

Inter.: Aktenzeichen

PCT/DE 99/03824

Im Recherchenbericht angeführtes Patentdokument	Datum der Veröffentlichung	Mitglied(er) der Patentfamilie	Datum der Veröffentlichung
EP 0391354 A	10-10-1990	DE 3910739 A	11-10-1990
		JP 2288512 A	28-11-1990
		JP 2533219 B	11-09-1996
		US 5181209 A	19-01-1993

This Page Blank (uspto)